



TITLE:

センサネットワーク上の群生成による情報伝達 (計算機科学とアルゴリズムの数理的基礎とその応用)

AUTHOR(S):

中山, 弾作; 坂本, 直志; 今井, 克暢

CITATION:

中山, 弾作 ...[et al]. センサネットワーク上の群生成による情報伝達 (計算機科学とアルゴリズムの数理的基礎とその応用). 数理解析研究所講究録 2011, 1744: 213-216

ISSUE DATE:

2011-06

URL:

<http://hdl.handle.net/2433/170946>

RIGHT:

センサネットワーク上の群生成による情報伝達

中山 弾作*

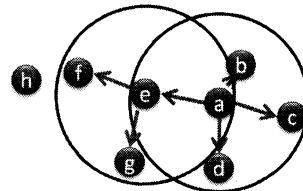
坂本 直志†

今井 克暢‡

1 はじめに

アドホックな無線ネットワークを用いた無線センサネットワークでは大量のセンサノードを広域に散布し、情報収集ノードに情報を送ることで環境情報などを手に入れることができる。センサノードの消費電力を抑えることが出来ればセンサノードの電池寿命を延ばすことができる。本プロトコルでは2次元平面状に一定以上の密度でセンサノードが配置されている状況下においてライフゲーム [1] のグライダーのように特定のパターンを繰り返しながら特定方向に進み情報を伝達できないかと考えた。これによりネットワークの面積が n としたときパケットの総送受信量を \sqrt{n} に抑えることができるのではないかと考えた。

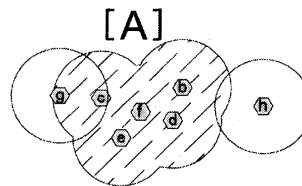
夏の LA で発表したプロトコルでは複数の頂点間の関係を使ったプロトコルだったが [2]、今回は3種類の状態を使い、センサーノードの群を形成してパターンを繰り返すことで直進性を改善した。



$$b, c, d, e \in [a] \quad , \quad f, g, h \notin [a]$$

$$b, c, d, e, f, g \in [[a]] \quad , \quad h \notin [[a]]$$

図 1: ノードとホップ



$$b, c, d, e, f \in A$$

$$g \subseteq [A] \quad , \quad h \not\subseteq [A]$$

図 2: ノード群とホップ

2 準備

ノードは大きさを持たず、二次元平面上に配置されているものとする。ノードを x 等のアルファベットの小文字で表す。ノードの集合を X 等の大文字で表す。但し、各通信においてノードに固有の名前が割り振られていたり、各ノードの位置情報を知っているという前提を必要としない。ノードの通信範囲は半径 r とする。各通信において、同一ラウンド内では喪失や誤りは生じず、確実に通信が成功すると仮定する。各ノード x の通信範囲内のノードの集合を $[x]$ と表す。また、高々2ホップ以内のノードの集合を $[[x]] = \bigcup_{y \in [x]} [y]$ と定義する (図 1)。以

降、本研究では通信プロトコルはラウンド毎に定義し、各ノードは同期をとって動作をする。なお、ラウンド内で2ホップの通信などを考慮する場合もあるが、各ノードは複数回の通信を一つのラウンド内に行うこともできる。

この定義を拡張して、複数のノードの集合をノードとしノードのどれかと通信が行えるのなら、そのノードと通信が行えるとする (図 2)。プロトコル中でノード群として扱う場合、各ノード群内のノードは共通のノード群に属していることを認知していることとする。なお、図中でノード群をある領域で表示することがある。実際はノード群はノードの集まりであるが、ノード群を定義する際に、いくつかの

*東京電機大学

†第1著者に同じ

‡広島大学

ノードの通信範囲の共通部分や差の部分という意味で半径 r の円を組み合わせた図形内のノード群として定義する。そのため、図形内に配置された個々のノードを表示するのではなく、図形そのものの領域を表示することとする。プロトコルそのものは、図形内に密にノードが存在することは仮定していないが、ある程度の濃度で分布している必要がある。ただし、どのような濃度で分布しなければならないかについては研究中である。

さて、本研究のようなノード群による通信プロトコルとして、次のような関連研究がある。本研究のようにパケットがネットワークの全域に広がるのを抑える方法としてはブロードキャストのホップ数を抑えることで必要以上にネットワーク全域にパケットが送受信されないようにしたものがある [3]。しかしこれはノード数に対して比例関係がある。また、本研究のようにパケットの送受信を最短経路周辺のノードに抑えるのに付加的な位置情報を使ったプロトコルもある [4]。

3 提案プロトコル

はじめに基本的なノード群の集合演算が通信により可能であることを示す。

[プロトコル 1] ノード群 X, Y に対して、 $Z = [X] \cap [Y]$ は次のように得る

1. X に属するノードは“ X ”というメッセージを通信範囲内に送る。同様に、 Y に属するノードは“ Y ”というメッセージを通信範囲内に送る。なお、両方に属しているノードは両方のメッセージを送る。
2. “ X ”と“ Y ”の両方のメッセージを受け取ったノードは Z に入っていると認識する。

[プロトコル 2] ノード群 X, Y に対して、 $Z = [X] - Y$ は次のように得る

1. X に属するノードは“ X ”というメッセージを通信範囲内に送る。
2. “ X ”のメッセージを受け取った Y に属していないノードは Z に入っていると認識する。

これらのプロトコルは以降のプロトコルにおいて暗黙的に利用するとする。

さて、まず、適当なノード群が設定されている状況に対して、一定方向にノード群の関係をコピーするプロトコルを示す。

[プロトコル 3] 初期状態は、ノード群 C_n, D_n, E_n と $C_{n+1}, D_{n+1}, E_{n+1}$ が定義されている状況とする。 C_n と D_n, E_n は互いに接している。 D_n と E_n は一点だけで接しているがその点では C_n も接しているとする。次に、 C_{n+1} は C_n, D_n, E_n には含まれない、それぞれから 1 ホップ以内のノード群とする。さらに D_{n+1}, E_{n+1} はそれぞれ、 C_{n+1} と D_n あるいは E_n に含まれない 1 ホップ以内のノード群とする。

$$\begin{aligned} C_{n+1} &\subseteq [C_n] \cap [D_n] \cap [E_n] - C_n - D_n - E_n \\ D_{n+1} &\subseteq [D_n] \cap [C_{n+1}] - C_{n+1} - C_n - D_n - E_n \\ E_{n+1} &\subseteq [E_n] \cap [C_{n+1}] - C_{n+1} - C_n - D_n - E_n \end{aligned}$$

このようにすると、 $C_{n+1}, D_{n+1}, E_{n+1}$ も一点で接する (図 3 初期状態)。

この時、この接している点側に C_n, D_n, E_n や $C_{n+1}, D_{n+1}, E_{n+1}$ と同じ関係になるように、新たなノード群 $C_{n+2}, D_{n+2}, E_{n+2}$ を得るプロトコルを示す。

1. はじめに、新たな C_{n+2} を $C_{n+1}, D_{n+1}, E_{n+1}$ に含まれず、共に 1 ホップ以内に存在するノード群とする。この時、接している部分と反対側に領域が作られないように、 C_n, D_n, E_n の領域も取り除く (図 3 (1))。

$$\begin{aligned} C_{n+2} &= [C_{n+1}] \cap [D_{n+1}] \cap [E_{n+1}] - C_{n+1} \\ &\quad - D_{n+1} - E_{n+1} - C_n - D_n - E_n \end{aligned}$$

2. 次に、同様に、 D_{n+2} として C_{n+2} と D_{n+1} に含まれない、共に 1 ホップ以内に存在するノード群とする。 E_{n+2} も同様に定義する (図 3 (2))。

$$\begin{aligned} D_{n+2} &= [D_{n+1}] \cap [C_{n+2}] - C_{n+2} \\ &\quad - C_{n+1} - D_{n+1} - E_{n+1} \\ E_{n+2} &= [E_{n+1}] \cap [C_{n+2}] - C_{n+2} \\ &\quad - C_{n+1} - D_{n+1} - E_{n+1} \end{aligned}$$

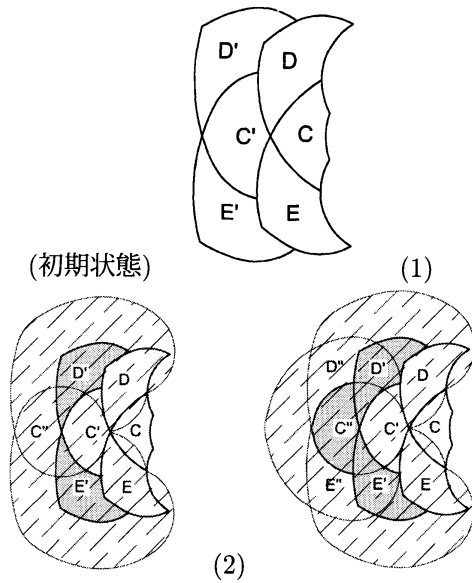
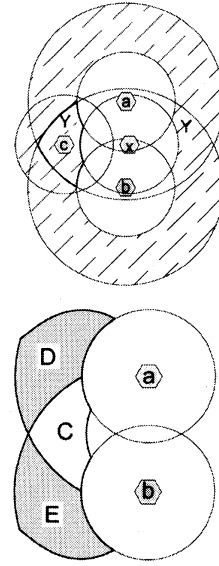


図 3: プロトコル 3

図 4: a, b, c の関係と C_0, D_0, E_0 の形成

次に、プロトコル 3 において仮定した初期状態の形成法を示す。これは基本的には特定の条件を満たす 3 つのノードを定めておけば良い。ここではそれらを a, b, c と置く。

[プロトコル 4] b は a とちょうど 2 ホップで到達できるノードとする。つまり、あるノード x があって次の条件を満たす。

$$\begin{aligned} x &\in [a] \cap [b] \\ a &\notin [b] \\ b &\notin [a] \end{aligned}$$

また、 a と b ともにちょうど 2 ホップな領域を考えると、これは a と b を結ぶ線の両側に二つできる。このうちの一方に c が含まれるとする。

$$c \in ([a] \cap [b]) - [a] - [b]$$

さて、この二つの領域のうちの c が含まれる領域を C_0 とする。そして、 D_0, E_0 は次のように定義する。

$$\begin{aligned} D_0 &= [C_0] \cap [a] - C_0 - [a] \\ E_0 &= [C_0] \cap [b] - C_0 - [b] \end{aligned}$$

C_1, D_1, E_1 はプロトコル 3 の冒頭にある $C_{n+1}, D_{n+1}, E_{n+1}$ の条件に合うように定めれば良い。



図 5: シミュレーション

4 評価

4.1 シミュレーション

作成したプロトコルの性質を調べるために、シミュレーションを行った。通信半径 r に対して、ノードを $0.2r$ づつ離して格子状に設置したあと $0.1r$ 範囲でノードを移動させるようなノード分布を与えた。この時、提案プロトコルがほぼ直進することが確認できた (図 5)。これは夏の LA で示したプロトコル [2] より直進安定性が高いと思われる。

4.2 理論的な解析

本研究は実際は実センサーノードで稼働可能なプロトコルを目指しているが、極端に理想的な仮定をすると提案プロトコルが正常に直進することが示せた。

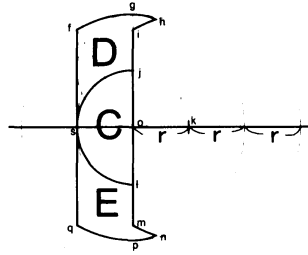


図 6: 理想形態

[補題 1] 任意の位置にセンサーノードが存在すると仮定する。そして、初期状態として $C_0, D_0, E_0, C_1, D_1, E_1$ が次のような図形で表される領域として定義されるとする (図 6)。

1. C_0 は領域 $olsj$ である。これは中心 o の半径 r の半円である lsj が弧であり、 jol が弦である。点 s は so で C_0 を二分する円周上の点、また、 k は s と反対側にある、切り取られた円周上の点である。
2. D_0 は領域 $sfghij$ である。線分 sf は s で接する C_0 の接線である。弧 fgh は中心 o の半径 $2r$ の弧である。弧 hi は k を中心とした弧である。線分 ij は C_0 の弦の延長線である。弧 js は C_0 の弧と共通である。
3. E_0 は D_0 と同様である。
4. C_1, D_1, E_1 はプロトコル 3 の条件により定める。

この時、プロトコル 3 により C_2, D_2, E_2 として合同な領域が得られる。

(証明) C_1, D_1, E_1 の定め方と C_2, D_2, E_2 の定め方はほぼ同じなので、プロトコルにしたがって C_2, D_2, E_2 の定め方のみを示す。

そのため、 C_1, D_1, E_1 の領域は C_0, D_0, E_0 がそのまま隣にコピーされていると仮定する。

C_2 の決め方 D_1 と E_1 からの共通通信可能な最大領域は、一点で共有する点から 1 ホップの領域になる。これは C_1 から 1 ホップの領域に含まれる。したがって、 C_2 は C_1, D_1, E_1 の共有点を中心とした半径 r の半円の領域になる。したがって、 C_2 は C_0, C_1 と合同である。

D_2, E_2 の決め方 D_2 は、基本的には C_2 から 1 ホップと D_1 から 1 ホップの領域の共通部分になる。 C_2 から 1 ホップで C_1, D_1, E_1 に含まれない領域は中心 s 半径 $2r$ の半円になる。一方 D_1 から 1 ホップで通信可能な領域は、線分 sf から r 離れた平行線で、これが弧と高さ $\sqrt{3}$ で交わる。さらにこれと D_1 の外周で囲まれた部分が領域 D_2 となるが、これは D_1, D_0 と合同である。 E_2 も同様である。

□

[定理 1] 任意の位置にセンサーノードが存在する場合、プロトコル 3 により、任意の n に対して領域 C_n, D_n, E_n が常に合同に nr の位置に得られる。

(証明) 補題 1 より明らか。

□

5 まとめ

二次元平面上に配置されたセンサーノードにおいて、大域情報を使用しないで直進的に情報を伝達するプロトコルを提案し、シミュレーションと理想的な状況での正常動作について評価を行った。

今後はノードが疎に配置されている状況でのプロトコルの振る舞いについて分析を行いたい。

参考文献

- [1] Golly game of life home page.
<http://golly.sourceforge.net/>.
- [2] 中山弾作, 坂本直志, 今井克暢. グライダー的なルーティング方式. 夏の LA, 2010.
- [3] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das. Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing. RFC 3561 (Experimental), July 2003.
- [4] Prosenjit Bose, Pat Morin, Ivan Stojmenovic, and Jorge Urrutia. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. *Wireless Networks*, Vol. 7, No. 6, pp. 609–616, 2001.